# Systemprogrammierung

*Grundlage von Betriebssystemen*

Teil C – X.3 Prozesssynchronisation: Semaphore und Sperren

Jürgen Kleinöder

23. November 2017

## Agenda





## Gliederung





## Lehrstoff

- *das* Konzept der **Maschinenprogrammebene** (s. [11]) kennenlernen, mit dem die Synchronisation gleichzeitiger Prozesse erreicht wird
  - binärer, allgemeiner bzw. ausschließender, zählender, privater Semaphor
  - zwei Varianten für zwei **Synchronisationsmuster**: ein- vs. mehrseitig
- die Implementierung eines Semaphors durchleuchten und sich damit auseinandersetzen, **wettlaufkritische Aktionen** zu bewältigen
  - ablaufinvariante bzw. unteilbare/atomare Semaphorprimitiven
  - beispielhaft diese als kritischen Abschnitt begreifen: Standardsicht
  - Ereignisvariable zur Bedingungssynchronisation in diesem Abschnitt
- den **Mutex** erklären als minimale (funktionale) Erweiterung eines binären Semaphors zum *autorisierten* wechselseitigen Ausschluss
  - genauer: ausschließender Semaphor mit Kontrolle der Eigentümerschaft
  - Eigentumslosigkeit für Semaphore als Merkmal nicht als Makel verstehen
- schließlich **Sperren** behandeln, um Atomarität der Primitiven eines Semaphors physisch gewährleisten zu können
  - Unterbrechungs-, Fortsetzungs- und Verdrängungssperre
  - d.h., Lösungen für (einkernige) Uniprozessorsysteme: **Pseudoparallelität**

# Gliederung





# Semaphor

vgl. [8, S. 30]

- spezielle **ganzzahlige Variable** [4, p. 345] mit zwei Operationen [2]:

P Abk. für (Hol.) ***prolaag***; alias *down*, *wait* oder *acquire*
- verringert[1] den Wert des Semaphors $s$ um 1:
  - i genau dann, wenn der resultierende Wert nichtnegativ wäre [3, p. 29]
  - ii logisch uneingeschränkt [4, p. 345]
- ist oder war der Wert vor dieser Aktion 0, blockiert der Prozess
  - er kommt auf eine mit dem Semaphor assoziierte Warteliste

V Abk. für (Hol.) ***verhoog***; alias *up*, *signal* oder *release*
- erhöht[1] den Wert des Semaphors $s$ um 1
- ein ggf. am Semaphor blockierter Prozess wird wieder bereitgestellt
  - welcher Prozess von der Warteliste genommen wird, ist nicht spezifiziert

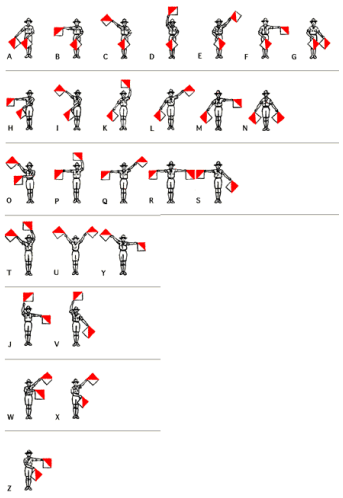
- beide Primitiven sind logisch oder physisch **unteilbare Operationen**
- ursprünglich definiert als **binärer Semaphor** ($s = [0, 1]$), generalisiert als **allgemeiner Semaphor** ($s = [n, m], m > 0$ und $n \leq m$)

[1] Nicht zwingend durch Subtraktion oder Addition im arithmetischen Sinn.





# Instrument zur Kommunikation und Koordination







# Signalisierender Semaphor

allgemeiner, zählender, privater

- **einseitige Synchronisation** (Beispielvorlage vgl. [7, S. 33]):

```
1  typedef struct buffer {
2    char ring[64];              /* buffer memory: ring buffer */
3    int_t in, out;              /* initial: {0,1}, {0,1} */
4    semaphore_t free, data; /* initial: 64, 0 */
5  } buffer_t;
6
7  void put(buffer_t *pool, char item) {
8    P(&pool->free);    /* block iff buffer is full: free = 0 */
9    pool->ring[FAA(&pool->in, 1) % 64] = item;
10   V(&pool->data);    /* signal data availability */
11 }
12
13 char get(buffer_t *pool) {
14   P(&pool->data);    /* block iff buffer is empty: data = 0 */
15   char item = pool->ring[FAA(&pool->out, 1) % 64];
16   V(&pool->free);    /* signal buffer-place availability */
17   return item;
18 }
```

- ist der Puffer voll, wartet der Produzent in Z. 8 auf den Konsumenten — der in Z. 14 auf den Produzenten wartet, wenn der Puffer leer ist
- diesbezügliche Signalisierungen (Z. 10 und 16) setzen die Prozesse fort

## Ausschließender Semaphor

binärer

- **mehrseitige Synchronisation** (Beispielvorlage vgl. [7, S. 34]):

```
1  int FAA(int_t *ref, int val) {
2    P(&ref->mutex);
3    int aux = ref->value;
4    ref->value += val;
5    V(&ref->mutex);
6
7    return aux;
8  }
```

```
9  typedef struct {
10   int value;            /* data */
11   semaphore_t mutex; /* lock */
12 } int_t;
```

  - im Anwendungszenario (S. 8) können Produzenten und Konsumenten gleichzeitig auf die Indexvariablen (`in`, `out`) zugreifen
    - und zwar wann immer der Puffer nicht voll bzw. nicht leer ist
  - die gleichzeitigen Zugriffe müssen koordiniert erfolgen, um die konsistente Werteveränderung der Indexvariablen zuzusichern
    - dazu kommt **wechselseitiger Ausschluss** (*mutual exclusion*) zum Einsatz
  - da die Zugriffszeitpunkte der beteiligten Prozesse unbekannt ist, ist jeder dieser Prozesse in Z. 2 (d.h., im $P$) ggf. zum Warten verurteilt



## EWD[2] beim Wort genommen

- Programme für $P$ und $V$ bilden **kritische Abschnitte**

```
1  void ewd_prolaag(int *sema) {
2      atomic {
3          *sema -= 1;
4          if (*sema < 0)
5              await(sema);
6      }
7  }
```

```
8  void ewd_verhoog(int *sema) {
9      atomic {
10         *sema += 1;
11         if (*sema <= 0)
12             cause(sema);
13     }
14 }
```

  i gleichzeitiges Ausführen von $P$ kann mehr Prozesse passieren lassen, als es der Semaphorwert (`sema`) erlaubt

  ii gleichzeitiges Zählen kann Werte hinterlassen, die nicht der wirklichen Anzahl der ausgeführten Operationen ($P$, $V$) entsprechen

  iii gleichzeitiges Auswerten der Wartebedingung ($P$) und Hochzählen ($V$) kann das Schlafenlegen (`await`) von Prozessen bewirken, obwohl die Wartebedingung für sie schon nicht mehr gilt („*lost wake-up*“)

[2] Edsgar Wybe Dijkstra



## Optionen für die Absicherung von $P$ und $V$

- **pessimistischer Ansatz**, der annimmt, dass gleichzeitige Aktionen mit demselben Semaphor wahrscheinlich sind

  i **wechselseitiger Ausschluss** wird die Aktionen nicht überlappen lassen, weder sich selbst noch gegenseitig
    - $P$ und $V$ sind durch eine gemeinsame „Sperre“ pro Semaphor zu schützen

  ii Schlafenlegen eines Prozesses in $P$ muss implizit die **Entsperrung** des kritischen Abschnitts zur Folge haben
    - sonst wird kein $V$ die Ausführung vollenden können
    - als Folge werden in $P$ schlafende Prozesse niemals aufgeweckt

  iii Aufwecken von Prozessen in $V$ sollte bedingt erfolgen, und zwar falls wenigstens ein Prozess in $P$ schlafengelegt wurde

  - legt die Implementierung als **Monitor** nahe — dann scheidet mehrseitige Sychronisation des Monitors durch Semaphore [6, S. 7] aber aus ☹
  - wenn kein Monitor, dann sind andere Sperrtechniken erforderlich ⇝ S. 24

- **optimistischer Ansatz**, der obige Annahme eher nicht trifft und sich **nichtblockierende Synchronisation** zu eigen macht
  - knifflig, ein Thema für das fortgeschrittene Studium [12]...



## Monitor als Programmierkonvention[3]

```
1  void mps_prolaag(semaphore_t *sema) {
2      enter(&sema->lock.bolt);     /* lock critical section */
3      sema->load -= 1;             /* decrease semaphore value */
4      if (sema->load < 0)          /* resource(s) exhausted? */
5          await(&sema->lock);      /* fulfilled, wait outside */
6      leave(&sema->lock.bolt);     /* unlock critical section */
7  }
8
9  void mps_verhoog(semaphore_t *sema) {
10     enter(&sema->lock.bolt);     /* lock critical section */
11     sema->load += 1;             /* increase semaphore value */
12     if (sema->load <= 0)         /* any waiting process? */
13         cause(&sema->lock);      /* notify exactly one process */
14     leave(&sema->lock.bolt);     /* unlock critical section */
15 }
```

- wechselseitiger Ausschluss der Ausführung von „Monitorprozeduren“ sicherzustellen, ist eine **manuelle Maßnahme** geworden
  - Synchronisationsklammern (Z. 2–6 und 10–14) explizit machen
- für die erforderliche mehr- und einseitige Synchronisation ist eine dem Semaphor eigene Datenstruktur hinzuzufügen ⇝ `lock`-Attribut

[3] *monitor programming style*, MPS

## Semaphordatentyp als Verbund

```
1  typedef volatile struct semaphore {
2      int load;        /* # of allowed/waiting processes */
3      guard_t lock;    /* synchronisation variables */
4  } semaphore_t;
```

- der als ganze Zahl ($\mathbb{Z}$, `int`) repräsentierte Semaphorwert ($s$, `load`) gibt verschiedene Interpretationen:
  - $\mathbb{N}^*$ ▪ Anzahl der Prozesse, für die $P$ keine Blockierung bewirkt
  - $0$ ▪ der nächste $P$ aufrufende Prozess wird blockieren
  - $\mathbb{Z}^*_-$ ▪ als Betrag $|s|$ genommen die Anzahl der blockierten Prozesse
- zum Schutz (*guard*) von $P$ und $V$ sowie über Prozesse zu wachen, die auf das Ereignis der Ausführung von $V$ warten, dient:

```
5  typedef volatile struct guard {
6      detent_t bolt;   /* device to arrest concurrent processes */
7      event_t wait;    /* per-event waitlist of processes */
8  } guard_t;
```

- für die **Sperre** (*detent*) gibt es sehr unterschiedliche Implementierungen:
  - Unterdrückungstechniken (S. 24) oder Schlösser bzw. Schlossvariablen [9]



## Plausibilitätsprüfung

- seien $P_p$, $P_v$ **gleichzeitige Prozesse**, die $P$ bzw. $V$ ausführen, mit:

```
1  #define P(s) mps_prolaag(s)      /* acquire resource */
2  #define V(s) mps_verhoog(s)      /* release resource */
```

- sei $s$ Zeiger auf Exemplar $x$ von `semaphore_t` mit der **Vorbelegung**:

```
1  semaphore_t x = { 1 };          /* one resource, unlocked */
```

- dann ist festzustellen:
  - $P_p$ kann sich weder mit sich selbst noch mit $P_v$ überlappen
  - $P_v$ kann sich weder mit sich selbst noch mit $P_p$ überlappen
- darüber hinaus gilt als **Randbedingung**:
  - $P_p$ legt sich außerhalb des kritischen Abschnitts schlafen, wenn die durch $s$ kontrollierte Anzahl von Ressourcen erschöpft ist; es gilt $s \in \mathbb{Z}^*_-$
    - andere Exemplare von $P_p$ oder $P_v$ können den kritischen Abschnitt betreten
    - jeder weitere $P_p$ erniedrigt $s$, auch jeder dieser $P_p$ legt sich schlafen
  - $P_v$ weckt höchstens ein Exemplar von $P_p$ auf, der mit anderen Prozessen um Eintritt in den kritischen Abschnitt konkurriert; es gilt $s \in \mathbb{Z}_-$
    - aber jeder **Ersteintritt** von $P_p$ erniedrigt $s$ und blockiert $P_p$; es gilt $s \in \mathbb{Z}^*_-$
    - nur der $P_p$, der als einziger aufgeweckt wurde, begeht den **Wiedereintritt**
    - ↪ nur für diesen $P_p$ ist die Wartebedingung aufgehoben, er verlässt $P(s)$...



## Prozessblockade im kritischen Abschnitt

- ein Prozess, für den eine Wartebedingung erfüllt ist, während er einen kritischen Abschnitt belegt, muss sich wie folgt verhalten:
  - i den kritischen Abschnitt freigeben, ihn faktisch verlassen
  - ii blockieren, bis ein anderer Prozess die Wartebedingung aufheben konnte
  - iii sich um den Wiedereintritt in den kritischen Abschnitt bewerben
- auf den ersten Blick ist die damit verbundene **Ablaufunterbrechung und -fortsetzung** eines Prozesses einfach zu bewerkstelligen

```
1  void await(guard_t *lock) {
2      leave(&lock->bolt); /* unlock critical section */
3      sleep(&lock->wait); /* delay process, reschedule CPU */
4      enter(&lock->bolt); /* lock critical section */
5  }
6
7  void cause(guard_t *lock) {
8      process_t *next = elect(&lock->wait);
9      if (next)           /* one process unblocked */
10         ready(next);    /* schedule process */
11 }
```

- auf den zweiten Blick zeigt sich eine **wettlaufkritische Aktionsfolge**
- das **Aufwecksignal** für den Prozess kann verlorengehen (*lost wake-up*)



## Wettlaufkritische Aktionsfolge beim Warten *lost wake-up*

- Ausgangssituation:
  - $P$ hat die Wartebedingung für den Prozess festgestellt
  - $V$ wird die Aufhebung eben dieser Bedingung signalisieren

```
1  void await(guard_t *lock) {
2      leave(&lock->bolt);
3      sleep(&lock->wait);
4      enter(&lock->bolt);
5  }
```

- seien $P_p$ und $P_v$ **gleichzeitige Prozesse**, die $P$ bzw. $V$ ausführen:
  - 2–3 ▪ $P_p$ hat den kritischen Abschnitt freigegeben, ist noch nicht blockiert
    - ▪ $P_v$ betritt den kritischen Abschnitt, ruft cause auf (S. 12, Z. 13)
    - ▪ `elect` findet $P_p$ nicht auf der Warteliste (S. 15, Z. 8–9)
    - ↪ das Signal zur Aufhebung der Wartebindung erreicht $P_p$ nicht
  - 3 ▪ $P_p$ legt sich schlafen, wird der Warteliste hinzugefügt und blockiert
    - ↪ betritt niemand mehr den kritischen Abschnitt, blockiert $P_p$ ewig
- die Lösung des Problems findet sich in den Aktionen, um $P_p$ vom Zustand „laufend“ in den Zustand „blockiert“ zu überführen
  - für diese Überführung inkl. Wartelistenvermerk sorgt `sleep`...

## Wartelistenvermerk und Zustandsübergang

- **Schlafenlegen** eines Prozesses umfasst zwei wichtige Hauptschritte:
  - i den aktuellen Prozess als „blockiert“ und für die Warteliste vermerken
  - ii einen anderen Prozess auswählen und diesem den Prozessor zuteilen

```
1  void sleep(event_t *wait) {
2      allot(wait);          /* register that process will block */
3      block();              /* delay process, reschedule CPU */
4  }
```

- `sleep` aufbrechen und den mit `allot` gemeinten Wartelistenvermerk in den kritischen Abschnitt „hochziehen“:

```
1  void await(guard_t *lock) {
2      allot(&lock->wait); /* register that process will block */
3      leave(&lock->bolt); /* unlock critical section */
4      block();            /* delay process, reschedule CPU */
5      enter(&lock->bolt); /* lock critical section */
6  }
```

  - damit kann `elect` $P_p$ auf der Warteliste finden (S. 15, Z. 8–9)
  - $P_p$ wird in den Zustand „bereit“ überführt (S. 15, Z. 10)
  - woraufhin `block` erkennt, dass $P_p$ nicht (mehr) zu blockieren ist



## Gliederung





## Semaphor v. Mutex I

Konzeptebene

**Hinweis (Informatikfolklore)**

*Ein Semaphor kann von jedem Prozess freigegeben werden.*

- diese Feststellung wird oft als Nachteil vorgebracht, jedoch sind dabei die Semaphorarten (allgemein, binär) zu unterscheiden
  - strenggenommen ist sie eine **Anforderung** für den allgemeinen Semaphor und lediglich eine **Option** für den binären Semaphor
  - letzterer schützt einen kritischen Abschnitt, wobei eben zu differenzieren ist, ob darin ein Prozesswechsel geschieht oder nicht

$$\Rightarrow \quad \left.\begin{matrix}\text{ohne}\\ \text{mit}\end{matrix}\right\} \text{muss} \left\{\begin{matrix}\text{derselbe}\\ \text{ein anderer}\end{matrix}\right\} \text{Prozess den Semaphor freigeben}$$

**Hinweis (Informatikfolklore)**

*Ein Mutex kann nur von dem Besitzerprozess freigegeben werden.*

- diese Feststellung wird oft als Vorteil vorgebracht, ist jedoch nur auf den binären Semaphor ausgerichtet
  - nämlich zum Schutz eines kritischen Abschnitts ohne Prozesswechsel!



## Semaphor v. Mutex II

Technikebene

**Hinweis**

*Prüfung der **Berechtigung** zur Freigabe eines kritischen Abschnitts (KA) ist ungeeignet für einen allgemeinen Semaphor, optional für einen binären Semaphor und notwendig für einen Mutex.*

notwendig
- ein **Mutex** sichert zu, dass die Freigabe von KA nur für den Prozess gelingen kann, der KA zuvor erworben hatte
- durch Verwendung eines binären Semaphors, Erfassung und Überprüfung des Besitzrechts für KA (vgl. S. 21)

ungeeignet
- $P$ und $V$ mit demselben **allgemeinen Semaphor** muss für verschiedene Prozesse möglich sein
- einseitige Synchronisation: Konsumenten und Produzenten

optional
- grundsätzlich lässt sich ein **binärer Semaphor** durch einen allgemeinen Semaphor $S$ repräsentieren, wenn $S \leq 1$
- ungeeignet zum Schutz eines KA mit Prozesswechsel

- bei **unberechtigter Freigabe** sollte der Prozess abgebrochen werden — im privilegierten Modus ist das Rechensystem anzuhalten. . .

## Spezialisierung eines binären Semaphors

- ein Mutex benutzt einen binären Semaphor, ersetzt ihn jedoch nicht
  - die Mutex-Datenstruktur setzt sich aus zwei Komponenten zusammen:
    i einem binären Semaphor zum Schutz eines kritischen Abschnitts *und*
    ii einer Handhabe zur eindeutigen Identifizierung eines Prozesses[4]
  - ausgehend davon seien die beiden folgenden Operationen definiert:
    `acquire` – vollzieht *P* und registriert den aktuellen Prozess als Eigentümer
    `release` – zeigt eine Ausnahme an, wenn der Prozess nicht Eigentümer ist
    – löscht ansonsten den Eigentümereintrag und vollzieht *V*
- ein dazu korrespondierender **Datentyp** kann wie folgt ausgelegt sein:

```
1 typedef volatile struct mutex {
2     semaphore_t sema;    /* binary semaphore */
3     process_t *link;     /* owning process or 0 */
4 } mutex_t;
```

[4] Auf Kernebene ist diese Handhabe der Zeiger zu einem Prozesskontrollblock, auf Benutzerebene ist sie die Prozessidentifikation.



## Erwerben und freigeben eines Mutex

```
1  extern void panic(char*) __attribute__ ((noreturn));
2
3  void acquire(mutex_t *mutex) {
4      P(&mutex->sema);          /* lockout */
5      mutex->link = being(ONESELF);   /* register owner */
6  }
7
8  void release(mutex_t *mutex) {
9      if (mutex->link != being(ONESELF)) /* it's not me! */
10         panic("unauthorised release of mutex");
11
12     mutex->link = 0;          /* deregister owner */
13     V(&mutex->sema);          /* unblock */
14 }
```

- die **unberechtigte Freigabe** eines Mutex ist eine sehr **ernste Sache**
  - das nichtsequentielle Programm enthält einen **Softwarefehler** (*bug*)
  - Fehlerkode liefern ist keine Option, da seine Behandlung nicht sicher ist
  - anderes als eine **nichtmaskierbare Ausnahme** anzuzeigen, ist fraglich...



## Gliederung





## Prozessauslösung verhindern

Holzhammermethode...

- gleichzeitigen Prozessen vorbeugen dadurch, dass der **Mechanismus** für ihre Auslösung zeitweilig außer Kraft gesetzt ist

| | |
|---|---|
| Unterbrechung | Ursprung unvorhersehbarer gleichzeitiger Abläufe |
| | asynchron zum aktuellen Prozess und Betriebssystem |
| | *first-level interrupt handler* (FLIH) |
| Fortsetzung | anschließender Teil des FLIH, synchron zum Systemkern |
| | *second-level interrupt handler* (SLIH) |
| Verdrängung | anschließender Teil eines SLIH, synchron zum Planer |
| | Aktionsfolge für die präemptive Prozessumschaltung |

- all diese Ansätze sperren auch Prozesse aus, die überhaupt nicht in Konflikt mit dem aktuellen Prozess geraten werden ☹
  - kausal unabhängige gleichzeitige Abläufe werden unnötig unterbunden
  - unkritische Parallelität wird eingeschränkt, Leistungsfähigkeit beschnitten
- darüber hinaus: diese Techniken greifen nur prozessor(kern)lokal, sind **ungeeignet für** ein-, mehr- oder vielkernige **Multiprozessorsysteme**
  - für letztere ist auf Schlösser bzw. Schlossvariablen zurückzugreifen [9]

## FLIH zeitweilig maskieren

x86

```
1  inline void enter(detent_t *nest) {
2      if (nest) {      /* save contents of PSW */
3          ...          /* vgl. S. 36 */
4      }
5      asm volatile ("cli" : : : "cc");     /* disable interrupts */
6  }
7
8  inline void leave(detent_t *nest) {
9      if (!nest)       /* enable interrupts */
10         asm volatile ("sti" : : : "cc");
11     else {           /* restore contents of PSW */
12         ...          /* vgl. S. 36 */
13     }
14 }
```

- **Verschachtelungen** erfordern bei Entsperrung die Wiederherstellung des Sperrzustands, der im Moment der Sperrung galt

```
15 typedef volatile struct detent {
16     psw_t flags;     /* process status word */
17 } detent_t;
```

  - dazu muss der Inhalt des Prozessorstatuswortes invariant gehalten werden



## SLIH zeitweilig maskieren

s. auch S. 37 und 38

```
1  typedef volatile struct detent {
2      int flag;                    /* saved SLIH lock status */
3  } detent_t;
```

- der Sperre zur **Unterbrechungsanforderung** (*interrupt request*) sehr ähnlich, nur wird ein Software- und nicht Hardwaresignal geblockt

```
4  void enter(detent_t *gate) {
5      gate->flag = avert(&slih);  /* disable SLIH */
6  }
7
8  void leave(detent_t *gate) {
9      if (gate->flag == 0) {      /* nested? */
10         grant(&slih);           /* no, enable SLIH */
11         if (order(&slih))       /* SLIH pending? */
12             flush(&slih);       /* yes, catch up... */
13     }
14 }
```

- während die Ausführung eines SLIH unterbunden ist, kann sein FLIH allerdings zur Ausführung kommen
  - der vom FLIH ausgelöste SLIH kommt ggf. in eine Warteschlange
  - beim Verlassen des gesperrten Abschnitts wird diese abgebaut (Z. 11–12)



## Planer zeitweilig maskieren

*scheduler lock*

- im Grunde genommen die Spezialisierung des eben (S. 26) skizzierten Ansatzes, den SLIH zeitweilig zu maskieren
  - nicht jeder SLIH wird verzögert, sondern nur die zum Planer führenden
  - also jeder SLIH, der die **Umplanung** (*rescheduling*) von Prozessen auslöst
- bei aktivierter Sperre wird der aktuelle Prozess zwar unterbrochen, ihm wird jedoch nicht der Prozessor entzogen
  - der gesperrte Abschnitt wird auch als **nichtunterbrechender kritischer Abschnitt** (*non-preemptive critical section*, NPCS) bezeichnet
  - Entzug des Prozessors ist erst nach Verlassen dieses Abschnitts möglich
- dabei muss es nicht wirklich zur Verzögerung der Prozesseinplanung kommen, wohl aber zu der der **Prozesseinlastung**
  - der Planer reiht den bereitgestellten Prozess strategiegemäß ein, wird den **Abfertiger** (*dispatcher*) ggf. zum Prozesswechsel auffordern
    - wenn die Umplanung feststellt, den aktuellen Prozess wegschalten zu müssen
  - ist die Sperre im Moment der Aufforderung aktiv, wird der Aufruf an den Abfertiger jedoch zurückgestellt (*deferred procedure call*, DPC [1])
  - zurückgestellte Aufrufe werden beim Verlassen des gesperrten Abschnitts von dem dann aktuellen Prozess wieder aufgenommen und durchgeführt



## Gliederung



## Resümee



- Synchronisation in der Maschinenprogrammebene kann auf Konzepte von Betriebssystemen zurückgreifen
  - die den Zeitpunkt von Einplanung oder Einlastung gezielt beeinflussen
  - die Prozesse kontrolliert schlafen legen und wieder aufwecken
- typische ELOP dieser Ebene ist der **Semaphor**, ein Verbundatentyp bestehend aus Zähl- und Ereignisvariable
  - unterschieden wird zwischen binärem und allgemeinem Semaphor
  - seine Primitiven ($P$, $V$) bilden logisch bzw. physisch atomare Aktionen
- **Atomarität** der Semaphorprimitiven ist durch Techniken zu erreichen, die hierarchisch tiefer (d.h., auf Befehlssatzebene) angesiedelt sind
  - **Sperren** (physisch) von Unterbrechungen, Fortsetzungen, Verdrängungen
  - **Schlösser** (physisch) oder **nichtblockierende Synchronisation** (logisch)
- nicht zu vergessen der **Mutex**: eine Semaphorspezialisierung, die die Eigentümerschaft bei Freigabe prüft und letztere bedingt zulässt
  - der Mutex benutzt einen binären Semaphor, ersetzt ihn jedoch nicht
  - denn uneingeschränkte Semaphorfreigabe ist ein Merkmal, kein Makel



## Literaturverzeichnis I


[1] Baker, A. ; Lozano, J. :
Deferred Procedure Calls.
In: *Windows 2000 Device Driver Book: A Guide for Programmers.*
Prentice Hall, 2000

[2] Dijkstra, E. W.:
Over seinpalen / Technische Universiteit Eindhoven.
Eindhoven, The Netherlands, 1964 ca. (EWD-74). –
Manuskript. –
(dt.) Über Signalmasten

[3] Dijkstra, E. W.:
Cooperating Sequential Processes / Technische Universiteit Eindhoven.
Eindhoven, The Netherlands, 1965 (EWD-123). –
Forschungsbericht. –
(Reprinted in *Great Papers in Computer Science*, P. Laplante, ed., IEEE Press, New York, NY, 1996)

[4] Dijkstra, E. W.:
The Structure of the "THE"-Multiprogramming System.
In: *Communications of the ACM* 11 (1968), Mai, Nr. 5, S. 341–346




## Literaturverzeichnis II


[5] Hoare, C. A. R.:
Communicating Sequential Processes.
In: *Communications of the ACM* 21 (1978), Nr. 8, S. 666–677

[6] Kleinöder, J. ; Schröder-Preikschat, W. :
Monitor.
In: [10], Kapitel 10.2

[7] Kleinöder, J. ; Schröder-Preikschat, W. :
Nichtsequentialität.
In: [10], Kapitel 10.1

[8] Kleinöder, J. ; Schröder-Preikschat, W. :
Prozesse.
In: [10], Kapitel 6.1

[9] Kleinöder, J. ; Schröder-Preikschat, W. :
Schlösser und Spezialbefehle.
In: [10], Kapitel 10.4

[10] Kleinöder, J. ; Schröder-Preikschat, W. ; Lehrstuhl Informatik 4 (Hrsg.):
*Systemprogrammierung*.
FAU Erlangen-Nürnberg, 2015 (Vorlesungsfolien)




## Literaturverzeichnis III


[11] Kleinöder, J. ; Schröder-Preikschat, W. :
Virtuelle Maschinen.
In: [10], Kapitel 5.1

[12] Schröder-Preikschat, W. ; Lehrstuhl Informatik 4 (Hrsg.):
*Concurrent Systems — Nebenläufige Systeme*.
FAU Erlangen-Nürnberg, 2014 (Vorlesungsfolien)


## Semaphormonitor

Fiktion: *Concurrent C++*

```
1  template<monitor = signal urgent wait>
2  class Semaphore {
3      int load;              // # of allowed/waiting processes
4      condition free;        // to block/unblock processes
5
6  atomic:
7      Semaphore(int seed = 0) { load = seed; }
8
9      void prolaag() {
10         load -= 1;
11         if (load < 0)
12             free.wait();
13     }
14
15     void verhoog() {
16         load += 1;
17         if (load <= 0)
18             free.signal();
19     }
20 };
```

```
21 void P(Semaphore& sema) {
22     sema.prolaag();
23 }
24
25 void V(Semaphore& sema) {
26     sema.verhoog();
27 }
```

- nur der Hoare'sche Monitor (*signal and urgent wait*) lässt hier die Formulierung von `prolaag()` zu, wie vorher (S. 10) skizziert
  - Annahme ist die sofortige Wiederaufnahme des signalisierten Prozesses



## Es ist nicht alles Gold, was glänzt. . .

- so naheliegend die Implementierung eines Semaphors als Monitor ist, sie muss sich einigen Herausforderungen stellen:
  - keine der heute gebräuchlichen Systemprogrammiersprachen hat den Begriff „Monitor“ als Sprachkonstrukt integriert, auch Java nicht:
    - `synchronized` – wechselseitiger Ausschluss
    - – Methoden- oder Basisblockausführung
    - `wait` – blockiert den Prozess, hebt umfassendes `synchronized` auf
    - – bewirbt umfassendes `synchronized` bei Wiederaufnahme
    - `notify` – deblockiert genau einen wartenden Prozess
    - `notifyAll` – deblockiert alle wartende Prozesse
  - darüberhinaus ist (Standard-) Java keine Systemprogrammiersprache, die zur Implementierung von hardwarenahen Programmen geeignet ist
- der Hoare'sche Monitor hat einen recht hohen Laufzeitaufwand und, bis auf CSP [5], keine praktische Umsetzung erfahren
  - vergleichsweise hohe Anzahl von Prozess-/Kontextwechsel
  - Atomarität der Aktionsfolgen `signal` → `wait` und wieder zurück
- ein Monitor abstrahiert vom Semaphor, um Fehler beim Umgang mit Semaphore zu vermeiden ⇝ **Bruch im Abstraktionsprinzip. . .**



## Trennung der Zuständigkeiten

*separation of concerns*

```
1  void mps_prolaag(semaphore_t *sema) {
2      enter(&sema->lock.bolt);     /* lock critical section */
3      while (--sema->load < 0)     /* resource(s) exhausted? */
4          await(&sema->lock);      /* fulfilled, wait outside */
5      leave(&sema->lock.bolt);     /* unlock critical section */
6  }
7
8  void mps_verhoog(semaphore_t *sema) {
9      enter(&sema->lock.bolt);     /* lock critical section */
10     if (sema->load >= 0)         /* any waiting process? */
11         sema->load += 1;         /* no, increase sema. value */
12     else {
13         sema->load = 1;          /* yes, enable at most one */
14         rouse(&sema->lock);      /* but notify all processes */
15     }
16     leave(&sema->lock.bolt);     /* unlock critical section */
17 }
```

- der Semaphor entscheidet nur noch, wann ein Prozess zu deblockieren ist, jedoch überlässt es dem **Planer**, welcher dies sein wird
  - *V* weckt alle wartende Prozesse auf, lässt aber nur einen davon aus *P*
  - *P* zwingt erwachte Prozess zur Neuauswertung der Wartebedingung



## FLIH verschachtelungsfähig maskieren

x86

```
1  inline void enter(detent_t *nest) {
2      if (nest) {                  /* save contents of PSW */
3          asm volatile (
4              "pushf\n\t"          /* read from flags register */
5              "popl %0"            /* save to prototype */
6              : "=m" (nest->flags) :
7              : "memory", "cc");
8      }
9      asm volatile ("cli" : : : "cc");     /* disable interrupts */
10 }
11
12 inline void leave(detent_t *nest) {
13     if (!nest)                   /* enable interrupts */
14         asm volatile ("sti" : : : "cc");
15     else {                       /* restore contents of PSW */
16         asm volatile (
17             "pushl %0\n\t"       /* read from prototype */
18             "popf"               /* write to flags register */
19             : : "m" (nest->flags)
20             : "memory", "cc");
21     }
22 }
```

# Zurückgestellte Prozeduraufrufe

```
1  typedef struct sentry {
2      int lock;                    /* activiy state */
3      queue_t wait;                /* deferred procedure calls */
4  } sentry_t;
5
6  inline int avert(sentry_t *gate) {
7      return FAS(&gate->lock, 1);  /* try to activate section */
8  }
9
10 inline void grant(sentry_t *gate) {
11     gate->lock = 0;              /* deactivate section */
12 }
13
14 inline chain_t *order(sentry_t *gate) {
15     return gate->wait.head.link; /* next DPC to be processed */
16 }
17
18 extern void flush(sentry_t *);  /* process all pending DPCs */
19 extern sentry_t slih;           /* kernel-global guardian */
```



# Atomare Lese-/Schreibaktion

*fetch and store*, x86

```
1  inline int FAS(int *ref, int val) {
2      int aux;
3      asm volatile(
4          "xchgl %0, %1"       /* atomic read-write action */
5          : "=q" (aux), "=m" (*ref)
6          : "r" (val), "m" (*ref)
7          : "memory", "cc");
8      return aux;
9  }
```

- darauf und auf die Implementierung eines DPC (S. 37) basierende Kompilierung[5] von `enter` (S. 26) liefert:

```
10 _enter:
11     movl    4(%esp), %eax    # get pointer to detent flag
12     movl    $1, %ecx         # get target activity state
13     ## InlineAsm Start
14     xchgl   %ecx, _slih      # exchange with sentry lock
15     ## InlineAsm End
16     movl    %ecx, (%eax)     # save former activity state
17     retl
```

[5] `gcc -O3 -m32 -static -fomit-frame-pointer -S`